

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 07-210438

(43)Date of publication of application : 11.08.1995

(51)Int.Cl.

G06F 12/00
G06F 12/00

(21)Application number : 06-005485

(71)Applicant : FUJITSU LTD

(22)Date of filing : 24.01.1994

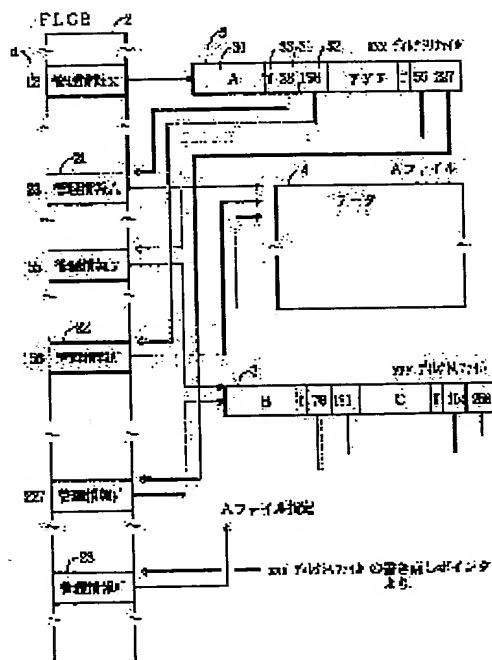
(72)Inventor : YASUZAWA HIROSHI

(54) FILM MANAGING METHOD

(57)Abstract:

PURPOSE: To provide a simple and effective method for protecting a file by duplexing control information which has large influence on destruction in the file control system of tree structure.

CONSTITUTION: The file management system for managing files by tree structure generates, at the time of generating the file 4, management information pointers 31 and 32 generating the two pieces of the principal/sub control information 21 and 22 of the same content regulating the file and specifying control information 21 and 22, by respectively corresponding/as the contents of a directory file 3 subordinating the file 4, and a principal specifying flag 33 specifying which to use, namely which is principal. Then, at the time of accessing the file 4, the method reads principal control information 21/22 by the principal control information pointers 31 and 32 specified by the flag 33 of the directory file 3 and when it is destructed reads them through the use of the sub-control information pointers 32/31.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 24.10.2000

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration] withdrawal

[Date of final disposal for application] 02.03.2004

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平7-210438

(43)公開日 平成7年(1995)8月11日

(51)Int.Cl.⁶

G 0 6 F 12/00

識別記号

5 3 1 D 8944-5B

5 2 0 J 8944-5B

庁内整理番号

F I

技術表示箇所

審査請求 未請求 請求項の数 3 O L (全 9 頁)

(21)出願番号 特願平6-5485
(22)出願日 平成6年(1994)1月24日

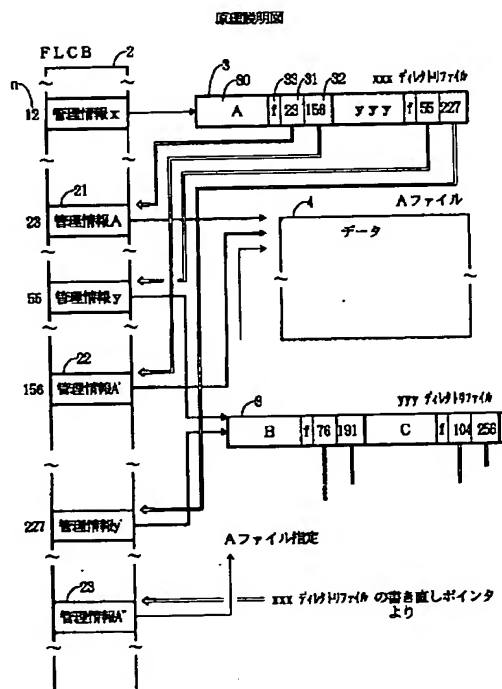
(71)出願人 000005223
富士通株式会社
神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地
(72)発明者 安澤 浩
神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地
富士通株式会社内
(74)代理人 弁理士 井桁 貞一

(54)【発明の名称】 ファイル管理方法

(57)【要約】

【目的】 ツリー構造のファイル管理システムに関し、破壊に対する影響の大きい管理情報の2重化を図ることにより、ファイルの保護を行なう簡便で効果的な方法を提供することを目的とする。

【構成】 ファイルをツリー構造で管理するファイル管理システムにおいて、ファイル4を生成するとき、そのファイルを規定する同一内容の正副2つの管理情報21, 22を生成し、かつ、このファイル4を配下とするディレクトリファイル3の内容として、管理情報21, 22を各々対応して指定する2つの管理情報ポインタ31, 32と、どちらを使用するかを、すなわちどちらが正であるかを指定する正指定フラグ33とを生成し、ファイル4をアクセスするとき、ディレクトリファイル3のフラグ33の指定する正管理情報ポインタ31/32により正管理情報21/22を読み出し、それが破壊されているとき、副管理情報ポインタ32/31を使用してやり直す。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 ファイルをツリー構造で管理する、オペレーティングシステムのファイル管理システムにおいて、

ファイル(4)を生成するとき、そのファイルを規定する同一内容の正副2つの管理情報(21, 22)を生成し、かつ、このファイル(4)を配下とするディレクトリファイル(3)の内容として、管理情報(21, 22)を各々対応じて指定する2つの管理情報ポインタ(31, 32)と、どちらが正であるかを指定する正指定フラグ(33)

とを生成し、

ファイル(4)をアクセスするとき、ディレクトリファイル(3)の正指定フラグ(33)が指定する正の管理情報ポインタ(31/32)により、対応する正の管理情報(21/22)を読み出し、その指定によりアクセスし、読み出した正の管理情報(21/22)が破壊されているときは、副の管理情報ポインタ(32/31)による副の管理情報(22/21)を使用してアクセスすることを特徴とするファイル管理方法。

【請求項2】 正の管理情報(21/22)が破壊されているため、副の管理情報ポインタ(32/31)を使用してやり直し、正常にアクセスできたとき、正指定フラグ(33)を反転しておくことを特徴とする請求項1に記載のファイル管理方法。

【請求項3】 正の管理情報(21/22)が破壊されているため、副の管理情報ポインタ(32/31)を使用してやり直し、正常にアクセスできたとき、正常に読み出すことができた副の管理情報(22/21)のコピーとして、新たに再生管理情報(23)を生成し、ディレクトリファイル(3)の元の正の管理情報ポインタ(31/32)を新たに生成した再生管理情報(23)を指定するように書き直すことを特徴とする請求項1または請求項2に記載のファイル管理方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】本発明は、OSの一部を構成するファイル管理システムのファイル管理方法に関する。近年のコンピュータシステムでは、多数のファイルを使用するため、ファイルは相互の関係を関連づけて管理する(ファイルをツリー構造で管理する)。あるファイルをアクセスすることは、ツリーの繋がりをもとめて、ファイルを規定するファイル管理情報を頻繁にアクセスすることになり、ファイル管理情報が破壊される可能性も高くなる。それを防ぐ方法が必要となった。

【0002】

【従来の技術】図5～図7は、ツリー構造のファイル管理の例を示す説明図である。図5は、磁気ディスク等のファイル装置内の記憶領域の配置を示す。固定位置(例えば、シリンダ0、トラック0、セクタ6)にファイル装置の構成等の基本的事項を記録しておく物理ボリュー

ムラベル(PVOL)があり、その内容の1つに論理ボリュームの規定がある。図の例では3個の論理ボリュームを規定しており、物理的には1個の磁気ディスク(物理ボリューム)であるが、論理的に3つの磁気ディスク(論理ボリューム)があるかのように扱うことができる。PVOLでそれぞれの論理ボリュームの先頭位置と大きさを指定する。なお、論理ボリュームを設定しない方式もある。その場合、論理ボリューム=物理ボリュームである。

【0003】論理ボリュームの先頭に論理ボリュームラベル(LVOL)1があり、その中にその論理ボリュームに含まれるファイルを管理するためのデータであるファイルコントロールブロック(以下FLCBと記す)2の先頭位置とその大きさを指定する情報がある。FLCB2は、その論理ボリューム内のファイルを規定する管理情報を集めたものであり、論理ボリューム内に1個存在する。

【0004】図6は、FLCB2と、それによって規定・管理されるファイルとの関係を示す説明図であり、図5の1つの論理ボリュームに対応する。また、図7にその場合のツリー状に連鎖するファイル相互の関係を示す。図6に示すように、FLCB2には一定の大きさ(例えば256バイト)の管理情報21r～が、ファイルに対応してファイルの数だけ保持されている。管理情報21r～はFLCB2の先頭から順に番号がつけられており(いわばFLCB2内のアドレスである)、この番号(管理情報番号n)によって指定される。

【0005】管理情報21r～は、対応するファイルの論理ボリューム内の位置や大きさ、アクセス権、データファイルであるかディレクトリファイルであるかの区別等の情報を保持する。

【0006】ファイルには、データファイル4a, 4b, ～とディレクトリファイル3a, 3b, ～とがある。データファイル4a, 4b, ～は通常のデータを保持するファイルであり、ディレクトリファイル3a, 3b, ～は、関係の深い複数のファイルをまとめるファイルで、その配下とする他のファイル(データファイル、ディレクトリファイルのいずれでもよい。数も任意である。)の名前(ファイル名称)と管理情報番号nとの対を保持するファイルである。アクセスするためあるファイルを指定するときは、そのファイルの名前の前に、そのファイルを配下としているディレクトリファイルの名前を付加することにより行なう。例えば、データファイルの1つであるCファイル4cを指定するには、/xxx/y yy/Cとする。このようにして、ファイルは相互の関連をツリー状に表した連鎖として管理される。ディレクトリファイルの階層は何段階になってもよい。その階層の始めを規定するのがルートディレクトリファイル3rであり、必ず1つ存在する。

【0007】FLCB2の若い番号の幾つかは特定の用

10

20

30

40

50

途に用いることが決まっている。図6において、FLCB2の番号3は、ルートディレクトリファイルの管理情報21rとして使うことに決められている。他に、例えばFLCB2自体をファイルとして扱うためのVTOC、ファイルを連続したセクタでなくても使えるようにするMAPデータの管理のためのVMAP等があるが、本発明と直接の関係はないので説明は省略する。

【0008】管理情報 21rにはファイルの位置を指定する情報があり、その情報によってファイルをアドレスできる。ディレクトリファイル3は、その配下のファイル10を規定する情報、すなわち、ファイル名称30とそのファイルの管理情報の番号を指定する管理情報ポインタ31との組を複数保持できる。

【0009】ファイル管理システムは、ファイルを生成するとき、ファイルの階層（どのディレクトリファイルの配下にするか）とファイル名称とを操作者またはアプリケーションプログラムの指定を受けて決める。FLCB2の空いている管理情報番号nを探し、そこに、生成したファイルの位置をはじめとするファイルを規定する情報を記入する。そして、指定されたディレクトリファイル203の中にファイル名称と管理情報ポインタ31を記入する。生成済のファイルをアクセスするときは、ファイルのパス名（ディレクトリファイルの名称の連鎖）とファイル名称によって、次のようにFLCB2の管理情報21とディレクトリファイル3との連鎖をたどって目的のファイルに到達する。

【0010】図6において、Cファイル4cをアクセスする場合、まず、管理情報番号が3である管理情報21rによって、ルートディレクトリファイル3rをアクセスする。その内容によって管理情報番号nが12の管理情報21xをとりだし、その指定によりxxxディレクトリファイル3xの内容を探し、yyyディレクトリファイル3yの管理情報21yの位置（管理情報番号nが55）を知る。管理情報21yの指定によりyyyディレクトリファイル3yをアクセスし、その内容にCファイル4cがあることを見つけると、その管理情報21cの位置（管理情報番号nが104）を知る。管理情報21cの指定によりCファイル4cをアクセスする。

【0011】

【発明が解決しようとする課題】データファイルの破壊40が起こった場合、その影響はそのファイルに限られるが、管理情報の破壊の場合は影響が大きい。例えば管理情報番号nが12の管理情報21xが破壊されたとするとxxxディレクトリファイル3xはアクセスできない。そればかりでなく、その配下につながる全ファイル（この例では、Aファイル4a、yyyディレクトリファイル3y、Bファイル4b、Cファイル4c）がアクセスできなくなり喪失したのと同じになる。従って、管理情報 21x～を保護することがより重要である。

【0012】ファイルの破壊に対処する方法として行な

われるものにファイルの2重化がある。ファイルを2重化すればデータも管理情報も二重になり、ファイルの喪失を防止する効果は大であるが、データを記憶する領域が2重になり、実効容量の減少が大きい。例えば、全ファイルを2重化すれば、実効容量は半分になる。また、ファイルを2重化すると、書込み時には、両方に書き込む必要があるなどその管理も面倒である。

【0013】本発明は、破壊に対する影響の大きい管理情報の2重化を図ることにより、簡便で効果的な、ファイル破壊に強いファイル管理方法を提供することを目的としている。

【0014】

【課題を解決するための手段】図1は本発明方法の原理説明図である。ファイルをツリー構造で管理する、オペレーティングシステムのファイル管理システムにおいて、ファイル4を生成するとき、正副2つの管理情報21、22を生成する。それら2つの管理情報21、22は同じファイル4を指定する。そして、このファイル4を配下とするディレクトリファイル3の内容として、管理情報21を指定する管理情報ポインタ31と、管理情報22を指定する管理情報ポインタ32と、どちらが正の管理情報ポインタであるかを示す正指定フラグ33とを生成する。

【0015】ファイル4をアクセスするとき、ディレクトリファイル3の正指定フラグ33の指定に従って、正の管理情報ポインタ31（または32）により正の管理情報21（または22）を読み出して、その内容に従ってアクセスする。

【0016】もし、読み出した正の管理情報21（または22）が破壊されているときは、副の管理情報ポインタ32（または31）によって副の管理情報22（または21）を読み出してやり直す。

【0017】以上の処理はファイルがディレクトリファイル3であっても同様である。第2の発明では、正の管理情報21（または22）が破壊されているため副の管理情報ポインタ32（または31）を使用してやり直した結果、正常にアクセスできたとき、正指定フラグ33を反転させておく。

【0018】第3の発明では、正の管理情報21（または22）が破壊されているため副の管理情報ポインタ32（または31）を使用してやり直した結果、正常にアクセスできたとき、正常に読み出すことができた副の管理情報22（または21）のコピーとして新たに再生管理情報23を生成し、ディレクトリファイル3の元の正の管理情報ポインタ31（または32）を新たに生成した再生管理情報23を指定するように書き直す。

【0019】

【作用】ファイル4の管理情報は2つあるので、ファイル4をアクセスするのに、正副どちらの管理情報21、22を使ってもよいことになる。ディレクトリファイル3の管理情報ポインタは正副それぞれの管理情報に対応して

2つあるが、正指定フラグ33が例えば‘0’なら31の管理情報ポインタを、‘1’なら32の管理情報ポインタを指定すると決めておき、指定された方を使用する。それが正の管理情報ポインタ31（または32）であり、正の管理情報21（または22）を読み出したとき、その内容が破壊されていることが分かれば、ディレクトリファイル3のもう1つの管理情報ポインタすなわち副の管理情報ポインタ32（または31）によって副の管理情報22（または21）を読み出すことにより目的のファイル4をアクセスすることができる。なお、この後、正指定フラグ33を反転させておけば、次からは、破壊されていない管理情報（つまり元の副の管理情報）が正の管理情報となるので問題なくアクセスできるようになる。

【0020】正の管理情報21（または22）が破壊されている場合に副の管理情報ポインタ32（または31）を使用してやり直し、正常にアクセスできたとき、新たに再生管理情報23を副の管理情報22（または21）のコピーとして生成し、ディレクトリファイル3の元の正の管理情報ポインタ31（または32）を書き直すことにより、破壊された正の管理情報21（または22）を別の位置に復元したことになる、より安全な状態になる。

【0021】

【実施例】図2にファイル管理システムを含むハードウェア、ソフトウェア構成の例を示す。ハードウェアは一般的なパーソナルコンピュータの構成例であって、何ら特別なものではない。主記憶60とCPU70とDMAC80と各種の入出力制御部110～150及び入出力装置111～151がシステムバス90により結合されている。ワークステーション他のコンピュータ一般も本質的には同様である。

【0022】ソフトウェアはハードウェアを効率よく制御するためのオペレーティングシステム（OS）61と、実際の処理を行なうためのユーザプログラムであるアプリケーションプログラム62とに分けられる。オペレーティングシステム（OS）61は資源管理の観点から、CPU、主記憶、入出力装置等のハードウェアを管理する物理的資源管理部と、プログラム、ファイル等の論理的資源を管理する論理的資源管理部とに分けることができる。ファイル管理システム611は論理的資源管理部に属し、プログラム（OS自身も）もデータも適当な単位にまとめたファイルの集合として管理する。ファイルは物理的には主記憶60上で生成し、保存するときはハードディスク装置111やフロッピーディスク装置121に格納する。保存されているファイルは必要に応じて主記憶60に読み出して使用する。

【0023】図3は本発明のファイル管理システムの実施例のフローチャートである。図4は管理情報が破壊されている場合におけるファイルアクセス経路の説明図である。図1、および図6と共通の要素には同じ符号を付して示す。以下、図面を参照して説明する。

【0024】ファイル管理システム611は、アプリケーションプログラム62やオペレーティングシステムの他の部分等からの要求に応じて、データファイルを生成する。なお、データファイルとはディレクトリファイルに対する用語であって内容はデータでもプログラムでもよい。従来の方法と異なる点を図4によって説明する。

【0025】まず、ファイルの管理情報の内容を生成する（C1）。FLCB2内をサーチして空き番号を2つ確保する（C2）。このときそれらの番号はあまり近い位置ではないようにする。正と副の管理情報21、22をその2つの位置に書き込む（C3）。ディレクトリファイル3に、ファイル名称30と、2つの管理情報ポインタ31、32に正と副の管理情報21、22の番号と、正指定フラグ33の値（通常は‘0’）とを書き込む（C4）。この他は従来の方法と同じである。

【0026】こうして生成されたデータファイル4をアクセスするときは、ファイル管理システムは、まず、ディレクトリファイル3をアクセスする（A1）。そのエントリを調べて（A2）、目的のファイルの名称を探し（A3、A4）、正の管理情報ポインタ（正指定フラグにより2つの内のどちらであるかを判断する。ここでは‘0’であるとする）31により正の管理情報21を読み出す（A5）。正常に読み出せたかどうかチェックし（A6）、不可であれば副の管理情報ポインタ32を使って副の管理情報22を読み出す（A7）。正常に読み出せたかどうかチェックし（A8）、これが正常に読み出せたなら、正指定フラグ33を反転させてディレクトリファイル3に書き込む（A9）。正の管理情報21が正常に読み出せた場合も、副の管理情報22が正常に読み出せた場合もその内容によりディレクトリファイルであるか否かをチェックし（A10）、データファイルであるなら通常のファイルアクセス処理（A11）を行なう。もしディレクトリファイルであるなら次の階層のディレクトリファイルのアクセスを行なう（A1）。当然、正副共に管理情報が正常でないならエラー処理（A12）を行なう。

【0027】なお、（A8、A9）の後、FLCB2の空き番号を探し、そこに正常に読み出すことができた副の管理情報22のコピーを書込み、ディレクトリファイル3の元の正の管理情報ポインタ31を新たに生成した再生管理情報23を指定するように書き直せば破壊された管理情報が復元できたことになる。

【0028】生成されているファイルを管理情報が破壊された状態のときアクセスする場合を図4を参照して以下に説明する。ここでは、目的のAファイル4は、x x xディレクトリファイル3の配下として生成されているものとする。

【0029】x x xディレクトリファイル3はファイルの名称30と正の管理情報ポインタ31、副の管理情報ポインタ32と、正の管理情報ポインタを指定する正指定フラグ33との組を配下のファイルに対応して保持している。

図においては、このディレクトリファイル3は配下にAファイル4の他にy y yディレクトリファイル3yを擁しているため、それらに対応して2組保持している。

【0030】Aファイル4をアクセスしようとして、ルートディレクトリファイルからアクセスパスをたどり、管理情報番号nが12の管理情報により、x x xディレクトリファイル3をアクセスした(①)。その内容から、正指定フラグ33の指定する(⑤)正の管理情報ポインタ31の指定により管理情報番号nが23の正の管理情報21を読み出した(②)。ところが、これが破壊されているためエラーを発生し読めないとする。この場合は、ディレクトリファイル3の副の管理情報ポインタ32を使用して管理情報番号nが156の副の管理情報22を読み出す(③)。これにより、Aファイル4を正常にアクセスできる(④)。なお、正の管理情報21、副の管理情報22が共に破壊されることのないように、適当に離れた位置に生成しておく必要がある。これは適当なアルゴリズムにより容易に実現できる。例えば、副の管理情報22は正の管理情報21の位置(番号)から一定数加えた番号の位置が使われていなければそれを使い、すでに使われていればその前後の空き番号の位置を使用する。

【0031】副の管理情報22により、正常にAファイル4がアクセスできたとき(④)、新たに再生管理情報23を副の管理情報22のコピーとして適当な位置に生成し(⑥)、x x xディレクトリファイルの元の正の管理情報ポインタ31の内容をこの再生管理情報23の管理情報番号とするように書き直す(⑦)と、もとの正の管理情報を復元することになる。正指定フラグ33を反転させれば元の副の管理情報が正の管理情報となり、新たに副の管理情報を生成したことになる。これにより、その後のアクセスに対してより安全になる。

【0032】以上はデータファイルについて説明したが、ディレクトリファイルであっても正の管理情報が使えないとき副の管理情報を使用することは同じである。またアクセスパスの基点となるルートディレクトリファイルについても同様である。すなわち、固定の管理情報番号を2つ設け、ルートディレクトリファイルの正副の管理情報とすればよい。

【0033】なお、従来のファイルの2重化方式と併用することもできる。

【0034】

【発明の効果】以上説明したように、本発明によれば、ファイルをツリー構造で管理するファイル管理システムにおいて頻繁にアクセスする、ファイル管理情報を2重

化することにより、多数のファイルがアクセスできなくなる危険を少なくする。また、ファイルの2重化方式に比べて、ファイル装置の実効容量をほとんど減らさずにでき、管理の面倒さもない。

【0035】なお、第2の発明を適用すれば、一度管理情報が破壊された後、次からは新たに破壊されない限り問題なくアクセスできる。さらに、第3の発明を適用すれば、破壊された正の管理情報を別の位置に復元したことになり、より安全な状態にすることができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】 本発明の原理説明図

【図2】 ハードウェア、ソフトウェアの構成例

【図3】 実施例のフローチャート

【図4】 ファイルアクセス経路説明図

【図5】 ファイル装置内の記憶領域の配置を示す図

【図6】 F L C Bの管理情報とファイルの関係の説明図

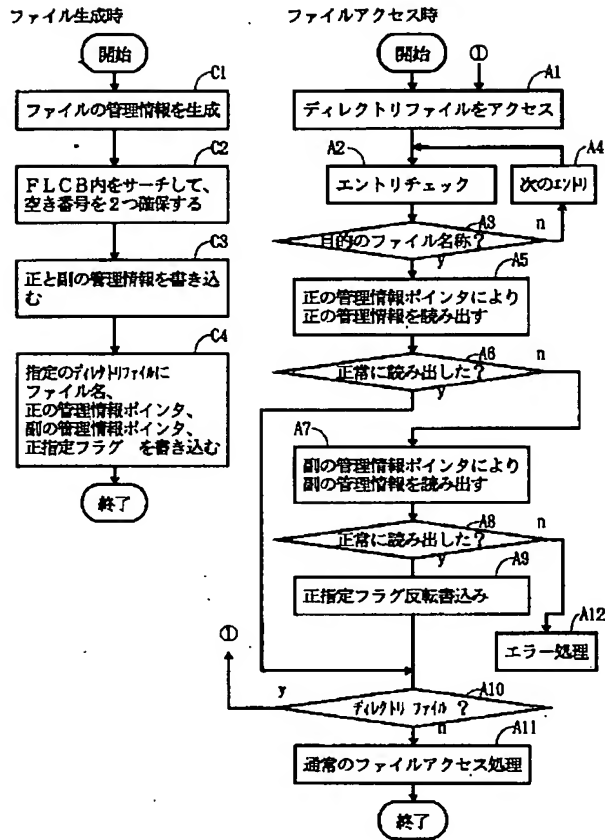
【図7】 ファイルの関係を説明する図

【符号の説明】

- | | | |
|----------------------|-------------------------|-----------------|
| 1 | 論理ボリュームラベル | |
| 2 | ファイルコントロールブロック(F L C B) | |
| 21, 22 | 管理情報 | 23 再生管理情報 |
| 21r, 21x, 21c | 管理情報 | |
| n | 管理情報番号 | |
| 3, 3a, 3b, . . . | ディレクトリファイル | |
| 30 | ファイル名称 | |
| 31, 32 | 管理情報ポインタ | |
| 33 | 正指定フラグ | |
| 4, 4a, 4b, 4c, . . . | データファイル | |
| 60 | 主記憶 | |
| 61 | オペレーティングシステム | 611 ファイル管理システム |
| 62 | アプリケーションプログラム | |
| 70 | C P U | 80 D M A C |
| | | 90 システムバス |
| 110 | ハードディスク制御部 | 111 ハードディスク装置 |
| 120 | フロッピーディスク制御部 | 121 フロッピーディスク装置 |
| 130 | ディスプレイ制御部 | 131 ディスプレイ装置 |
| 140 | キーボード制御部 | 141 キーボード |
| 150 | その他の入出力制御部 | 151 その他の入出力装置 |

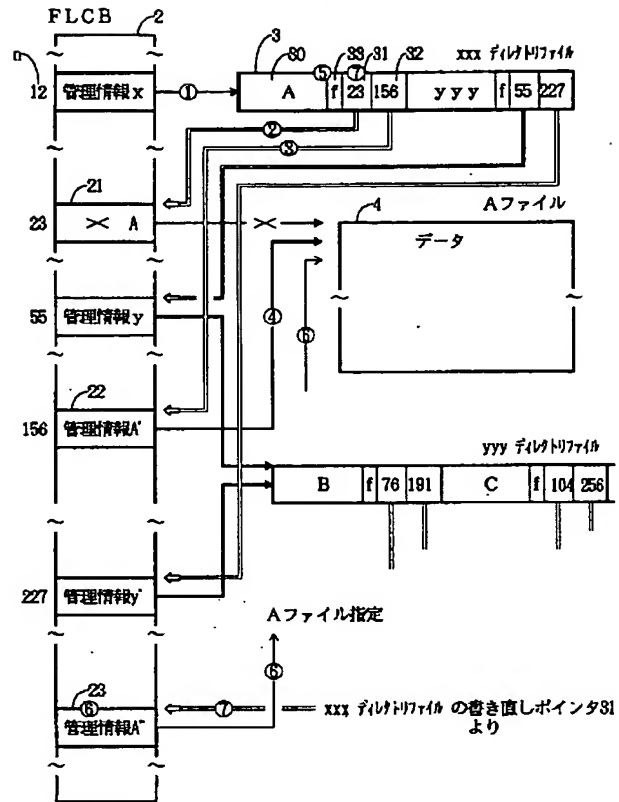
【図3】

実施例のフローチャート



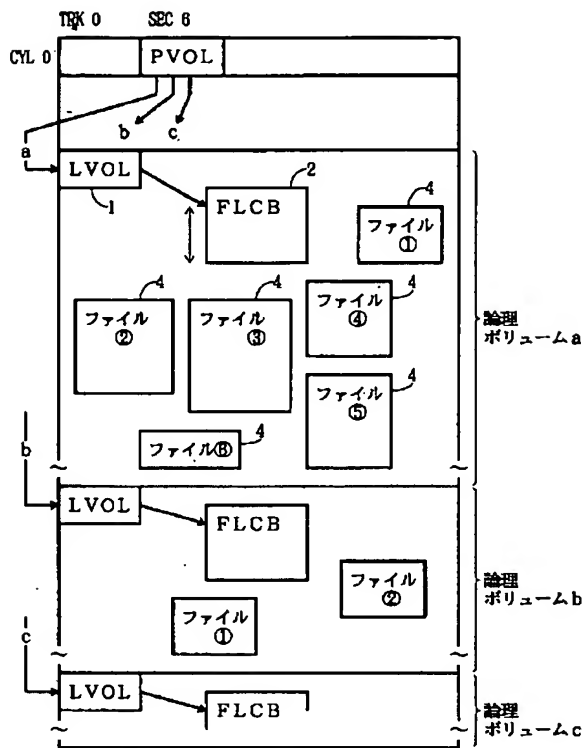
【図4】

ファイルアクセス経路説明図



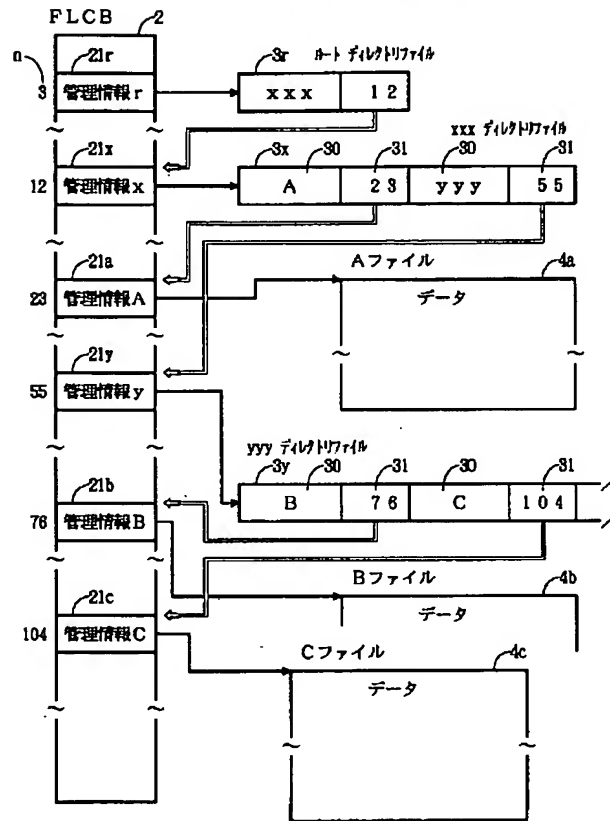
【図 5】

ファイル装置内の記憶領域の配置



【図 6】

FLCBの管理情報とファイルの関係



【図 7】

